

(11)Publication number : 03-139935
(43)Date of publication of application : 14.06.1991

(51)Int.Cl. H04L 12/00

(21)Application number : 01-277115 (71)Applicant : RICOH CO LTD
(22)Date of filing : 26.10.1989 (72)Inventor : YAMADA KUNIHIRO

(54) DISTRIBUTED CARRIER SWITCHING SYSTEM

(57)Abstract:

PURPOSE: To make it possible to use an object other than serial digital data also as an object to be transmitted by sending request information of call information always together with a call request command and sending an object always together with a retention request command.

CONSTITUTION: When the input commands of two ports are retention request, object transfer is allowed between the two ports, and when a release request command is inputted to at least one of the two ports, the release request commands are outputted from both ports to release both ports. A link transfers a command, call information and an object logically independently, request information in the call information is sent always together with a call request command and the object is sent always together with a retention request command. Consequently, a communication signal such as parallel digital and analog signals can be transmitted in addition to a serial digital signal and these signals can be switched.

**Japanese Unexamined Patent Publication
No. 139935/1991 (Tokukaihei 3-139935)**

The following is a partial English translation of exemplary portions of non-English language information that may be relevant to the issue of patentability of the claims of the present application.

...

4. Direction of Object Transmission

A Method of data communication is classified depending on whether a mode of communication is simplex/one-way, half duplex, or full duplex. In the DCSS/IC, data communication is interpreted as one form of object transmission. A method of object transmission can be also classified according to simplex/one-way, half duplex, or full duplex. In the basic principle, object transmission is premised on full duplex. Half duplex and simplex/one-way can be illustrated as below, as a modification of the basic principle.

Half-duplex is a method in which an object is transmitted from a calling station to a called station, and vice versa at other times, by switching over the directions of object transmission. Half duplex is advantageously economical, because a transmission line for object transmission can be halved. However, for the sake of switching over the directions of object transmission, a transmission direction must be given to each link as a new command. This is realized by extending a retention request (command) to add a sub-command under the retention request, or by transmitting in the retention mode a sub-command as an extension of call information.

Assume here, for example, "Transmit" and "Receive" as two sub-commands. Transmission sources thereof are stations.

The two sub-commands are not processed at a node, but merely relayed therethrough. When a Transmit [Receive] sub-command comes from the vertex side to a contact point between the vertex (a station or a node) and a link, and a Receive [Transmit] sub-command comes from the link side to the contact point, the link functions in the transmit [receive] mode (for the vertex) at the contact point.

Simplex/one-way is a method in which a direction of object transmission is one-way only and once a connection procedure is completed between two stations, the direction cannot be changed. Therefore, a direction of object transmission must be set in routing. Assume that, for example, a calling station transmits an object and a called station receives the object. Needless to say, this may be fixed in an opposite direction. In one method, in routing, a direction of object transmission is switched to a direction in accordance with a call request and a call response or to the opposite direction. In another method, alternatively, a direction of object transmission is predetermined and is not changed. In this case, a call request is required to flow only in one direction of a link. Although the basic principle and the firing model do not especially deal with this case, in this case, it is deemed that a transmission delay time as to a direction in which the call request does not flow is infinite.

Simplex/one-way is as economical as half duplex. In comparison with half duplex, a structure of a link would be further simplified as there is no need to change a direction of object transmission.

When it comes to physical distribution, symmetry of transmission does not seem to be necessary (at least at a time). Accordingly, simplex/one-way appears to be suitable for physical distribution. Moreover, the same holds for data

communication such as large-capacity file transfer and facsimile. In this case, however, it would be necessary for the sake of control in an upper layer to allow (relatively extremely) small-sized control information to be transmitted at least in the opposite direction to that of object (data) transmission. This is realized by the same method as a method for adding a sum-command in the case of half-duplex. In such a method, the control information is transmitted as an extension of call information in the retention mode.

...

⑯日本国特許庁 (JP)

⑯特許出願公開

⑰公開特許公報 (A) 平3-139935

⑮Int.Cl. 5

H 04 L 12/00

識別記号

府内整理番号

⑯公開 平成3年(1991)6月14日

7830-5K H 04 L 11/00

審査請求 未請求 請求項の数 2 (全27頁)

⑰発明の名称 分散搬送交換システム

⑰特 願 平1-277115

⑰出 願 平1(1989)10月26日

⑰発明者 山田 邦博 東京都大田区中馬込1丁目3番6号 株式会社リコー内

⑰出願人 株式会社リコー 東京都大田区中馬込1丁目3番6号

明細書

1. 発明の名称

分散搬送交換システム

2. 特許請求の範囲

1. ノード、複数の局、および該ノードと局、または該ノードとノードとを接続しオブジェクトが転送されるリンクを含むネットワークにおいて、

前記オブジェクトは、直列または並列ディジタル信号、アナログ信号および物体のうちの少なくとも1つを含み、

前記局は、前記リンクに対する解放手続、該ネットワークに対する発呼および着呼手続のうちの少なくとも一方、および該ネットワークにてオブジェクトを転送するモードを有し、

前記局は、該局のポートに解放要求コマンドを出力し、その後、該ポート上に解放要求コマンドが入力されると、該局のポート上のリンクが解放されることを確認し、該局のうち発呼手続中でないときに解放要求コマンドが入力されたものは、

解放手続をとり、

前記ノードは、少なくとも2個のポートを有し、解放手続、接続手続および維持を含む搬送路交換を行ない、

該局は、発呼手続において、

ミニスロットの最初で該局のポート上のリンクが解放されていると、直ちに所定の確率で呼要求コマンドを該ポートに出力し、少なくとも着呼局アドレスを含む要求情報を送出することによって発呼し、

該ミニスロットで発呼しなかった場合は、次のミニスロットで前記発呼手続の動作を繰り返し、

該リンクが解放されていなかった場合は、解放されるまで待って前記発呼手続を行ない、

呼応答コマンドが所定の期間内に入力されると、オブジェクト転送モードに移行し、

呼応答コマンドが前記所定の期間内に入力されなかった場合は、呼要求コマンドの出力を停止して解放要求コマンドを出力し、再び前記発呼手続

を繰り返し、

発呼手続中に解放要求コマンドが入力されても、該解放要求コマンドを無視し、

前記局は、前記オブジェクト転送モードでは、該局のポートに維持要求コマンドを出力し、該ポートに維持要求コマンドが入力されているとき、該ポートでのオブジェクト転送を可能とし、

オブジェクト転送モード中に解放要求の入力を検出したときは、解放手続に入り、以後、オブジェクト転送は、再びオブジェクト転送モードにならない限り、行なわず、

前記ノードは、接続手続において、

解放手続をとるべきポートを見つけると、該ポートに解放要求コマンドを出力し、その後、該ポート上に解放要求コマンドが入力されることで、該ノードのポート上のリンクが解放されることを確認し、

呼要求コマンドを出力しているポートを除いて解放要求コマンドが入力されたポートについて解放手続をとり、

中継出力したポートのうち、呼応答コマンドがなかったポート、呼応答コマンドがあつても先着でなかったポート、および先着でなかった呼要求コマンドのあったポートから解放要求コマンドを出力し、これらのポートについて解放手続をとり、

該ノードは、維持動作において、

接続手続が完了して維持が可能となつた2個のポートについて、各々の入力をそれぞれ他方のポートに出力することで、接続を行ない、

該2個のポートの入力コマンドが維持要求になつているときは、該2個のポートの間でオブジェクト転送を許容し、

該2個のポートのうちの少なくとも一方に解放要求コマンドが入力されると、双方のポートから解放要求コマンドを出力し、双方のポートについて解放手続をとり、

前記リンクは、

コマンド、呼情報およびオブジェクトをそれぞれ論理的に独立して転送し、

該ノードは、接続手続において、

該ノードに呼要求コマンドおよびそれに伴う要求情報が入力されると、該ノードによって解放されていることが確認されたリンクに対応する空きポートのそれに呼要求コマンドおよび要求情報を中継出力し、このとき、複数の呼要求コマンドがあった場合は、先着した呼要求コマンドのあったポートの要求情報を中継出力し、

前記ノードのそれぞれは、独立に接続手続を行ない、

呼要求コマンドを中継出力したノードは、呼要求コマンドを中継出力したポートに呼応答コマンドが入力されるのを待ち、

呼応答コマンドを受信したノードは、呼応答コマンドを前記呼要求コマンド入力が先着したポートに中継出力し、

呼要求コマンド入力が先着したポート、および呼応答コマンド入力が先着したポートは、以後、維持が行なわれ、オブジェクト転送を許容し、

呼応答コマンドを受信したノードは、呼要求を

該呼情報については、要求情報は常に呼要求コマンドに伴つて送出され、

オブジェクトは常に維持要求コマンドに伴つて送出されることを特徴とする分散搬送交換システム。

2. ノード、複数の局、および該ノードと局、または該ノードとノードとを接続しオブジェクトが転送されるリンクを含むネットワークにおいて、

前記オブジェクトは、直列または並列ディジタル信号、アナログ信号および物体のうちの少なくとも1つを含み、

前記局は、前記リンクに対する解放手続、該ネットワークに対する発呼および着呼手続のうちの少なくとも一方、および該ネットワークにてオブジェクトを転送するモードを有し、

前記局は、該局のポートに解放要求コマンドを出力し、その後、該ポート上に解放要求コマンドが入力されると、該局のポート上のリンクが解放されることを確認し、該局のうち発呼手続中でな

いときに解放要求コマンドが入力されたものは、
解放手続をとり、

前記ノードは、少なくとも2個のポートを有し、
解放手続、接続手続および維持を含む搬送路
交換を行ない、

該局は、発呼手続において、

任意の時点で、または該局のポート上のリンク
が解放されていることを確認すると、呼要求コマ
ンドを該ポートに出力し、少なくとも着呼局アド
レスを含む要求情報を送出することによって発呼
し、

呼応答コマンドが所定の期間内に入力されると、オブジェクト転送モードに移行し、

呼応答コマンドが前記所定の期間内に入力され
なかつた場合は、バックオフに入り、バックオフ
に入ると、呼要求コマンドの出力を停止して解放
要求コマンドを出力し、バックオフ期間の長さは
ランダムであり、該期間の経過後は再び前記発呼
手続の動作を行ない、

発呼手続中に解放要求コマンドが入力されて

該ノードに呼要求コマンドおよびそれに伴う要
求情報が入力されると、該ノードによって解放さ
れていることが確認されたリンクに対応する空き
ポートのそれぞれに呼要求コマンドおよび要求情
報を中継出力し、このとき、複数の呼要求コマン
ドがあった場合は、先着した呼要求コマンドの
あったポートの要求情報を中継出力し、

前記ノードのそれぞれは、独立に接続手続を行
ない、

呼要求コマンドを中継出力したノードは、呼要
求コマンドを中継出力したポートに呼応答コマン
ドが入力されるのを待ち、

呼応答コマンドを受信したノードは、呼応答コ
マンドを前記呼要求コマンド入力が先着したポート
に中継出力し、

呼要求コマンド入力が先着したポート、および
呼応答コマンド入力が先着したポートは、以後、
維持が行なわれ、オブジェクト転送を許容し、

呼応答コマンドを受信したノードは、呼要求を
中継出力したポートのうち、呼応答コマンドがな

む、該解放要求コマンドを無視し、

前記局は、前記オブジェクト転送モードでは、
該局のポートに維持要求コマンドを出力し、該
ポートに維持要求コマンドが入力されていると
き、該ポートでのオブジェクト転送を可能と
し、

オブジェクト転送モード中に解放要求の入力を
検出したときは、解放手続に入り、以後、オブ
ジェクト転送は、再びオブジェクト転送モードに
ならない限り、行なわず、

前記ノードは、接続手続において、

解放手続をとるべきポートを見つけると、該
ポートに解放要求コマンドを出力し、その後、該
ポート上に解放要求コマンドが入力されること
で、該ノードのポート上のリンクが解放されるこ
とを確認し、

呼要求コマンドを出力しているポートを除いて
解放要求コマンドが入力されたポートについて解
放手続をとり、

該ノードは、接続手続において、

かたったポート、呼応答コマンドがあつても先着で
なかつたポート、および先着でなかつた呼要求コ
マンドのあつたポートから解放要求コマンドを出
力し、これらのポートについて解放手続をと
り、

該ノードは、維持動作において、

接続手続が完了して維持が可能となつた2個の
ポートについて、各々の入力をそれぞれ他方の
ポートに出力することで、接続を行ない、

該2個のポートの入力コマンドが維持要求に
なつているときは、該2個のポートの間でオブ
ジェクト転送を許容し、

該2個のポートのうちの少なくとも一方に解放
要求コマンドが入力されると、双方のポートから
解放要求コマンドを出力し、双方のポートについ
て解放手続をとり、

前記リンクは、

コマンド、呼情報およびオブジェクトをそれぞ
れ論理的に独立して転送し、

該呼情報については、要求情報は常に呼要求コ

マンドに伴って送出され、

オブジェクトは常に維持要求コマンドに伴って送出されることを特徴とする分散搬送交換システム。

3. 発明の詳細な説明

【産業上の利用分野】

本発明は分散搬送交換システム、とくに独立制御による分散搬送交換システムに関する。

【従来の技術】

分散搬送交換システムは従来、たとえば特開昭57-104339に記載のラーダーネットワーク方式がある。これは、生体の神経細胞のアナロジーによる格子状通信網である。より具体的には、多入力一出力信号の通信制御要素をノードとして多結合構造に接続して通信網を構成し、各ノードではデジタル信号を先着順論理により転送する通信網形態をとっている。これを論理的に解説した文献として、矢野隆志他「多結合トポロジーによるローカル・エリア・ネットワークCOMLATの提案」電子通信学会技術研究報告SE85-69 第31~35頁(1985)

と称していたものを拡張し一般化して、「独立制御による分散搬送交換システム」(Distributed Carrier Switching System on Independent Control. 以下DCSS/ICと称する。)を構築するためのものである。

本発明の目的の一つは、シリアルなデジタル・データ以外のオブジェクトも転送の対象にできる方式を提供することである。本発明は、オブジェクトをシリアルなデジタル信号のみならず一般的な物質まで拡張することで、パラレルなデジタル信号やアナログ信号、さらに物体の移動すなわち物流についても扱える。

本発明の他の一つの目的は、リンク・コストの低減のため、単向(Simplex)や半二重(Half Duplex)の適用を可能とすることである。これによって、リンク・コストの低減が可能になる。

本発明のさらなる目的は、接続手続に関する情報交換のために共通線信号方式(Common Channel Signalling System)の適用を可能とすることである。これによって、さらなるリンク・コストの低

がある。また、Fouad A.Tobagi "Multiaccess Link Control." in "Computer Network Architectures and Protocols." Edited by Green, P.E., Jr., Plenum Press, New York, 1982, 第145~189頁には、ALOHAシステムやCSMA方式が詳述されている。

【発明が解決しようとする課題】

しかし、これらの従来技術によるシステムは、伝送・交換の対象がシリアルなデジタル信号に限られていた。つまり、パラレルなデジタル信号やアナログ信号などの通信信号、さらには、これらの通信信号に限らず、気体、液体、固体などの物体の伝送や交換は、できなかった。本明細書では、これらの伝送や交換をすべき通信信号および物体を総称して「オブジェクト」と称する。

本発明はこのような従来技術の欠点を解消し、シリアルなデジタル信号のみならず、一般的なオブジェクトの伝送および交換が可能な分散搬送交換システムを提供することを目的とする。

本発明は、従来「多結合トポロジーによるLAN」

減が可能となる。

【課題を解決するための手段および作用】

本発明による分散搬送交換システムでは、ノード、複数の局、およびノードと局、またはノードとノードとを接続しオブジェクトが転送されるリンクを含むネットワークにおいて、オブジェクトは、直列または並列デジタル信号、アナログ信号および物体のうちの少なくとも1つを含み、局は、リンクに対する解放手続、ネットワークに対する危呼および着呼手続のうちの少なくとも一方、およびネットワークでオブジェクトを転送するモードを有し、局は、局のポートに解放要求コマンドを出力し、その後、ポート上に解放要求コマンドが入力されると、局のポート上のリンクが解放されることを確認し、局のうち危呼手続中でないときに解放要求コマンドが入力されたものは、解放手続をとり、ノードは、少なくとも2個のポートを有し、解放手続、接続手続および維持を含む搬送路交換を行ない、局は、発呼手続において、ミニスロットの最初で局のポート上のリンク

クが解放されていると、直ちに所定の確率で呼要求コマンドをポートに出力し、少なくとも着呼局アドレスを含む要求情報を送出することによって発呼し、ミニスロットで発呼しなかった場合は、次のミニスロットで発呼手続の動作を繰り返し、リンクが解放されていなかった場合は、解放されるまで待って発呼手続を行ない、呼応答コマンドが所定の期間内に入力されると、オブジェクト転送モードに移行し、呼応答コマンドが前記所定の期間内に入力されなかった場合は、呼要求コマンドの出力を停止して解放要求コマンドを出力し、再び発呼手続を繰り返し、発呼手続中に解放要求コマンドが入力されても、解放要求コマンドを無視し、局は、オブジェクト転送モードでは、局のポートに維持要求コマンドを出力し、ポートに維持要求コマンドが入力されているとき、ポートでのオブジェクト転送を可能とし、オブジェクト転送モード中に解放要求の入力を検出したときは、解放手続に入り、以後、オブジェクト転送は、再びオブジェクト転送モードにならない限り、行な

わす、ノードは、接続手続において、解放手続をとるべきポートを見つけると、ポートに解放要求コマンドを出力し、その後、ポート上に解放要求コマンドが入力されることで、ノードのポート上のリンクが解放されることを確認し、呼要求コマンドを出力しているポートを除いて解放要求コマンドが入力されたポートについて解放手続をとり、ノードは、接続手続において、そのノードに呼要求コマンドおよびそれに伴う要求情報が入力されると、ノードによって解放されていることが確認されたリンクに対応する空きポートのそれぞれに呼要求コマンドおよび要求情報を中継出力し、このとき、複数の呼要求コマンドがあった場合は、先着した呼要求コマンドのあったポートの要求情報を中継出力し、ノードのそれぞれは、独立に接続手続を行ない、呼要求コマンドを中継出力したノードは、呼要求コマンドを中継出力したポートに呼応答コマンドが入力されるのを待ち、呼応答コマンドを受信したノードは、呼応答コマンドを呼要求コマンド入力が先着したポートに中

継出力し、呼要求コマンド入力が先着したポート、および呼応答コマンド入力が先着したポートは、以後、維持が行なわれ、オブジェクト転送を許容し、呼応答コマンドを受信したノードは、呼要求を中継出力したポートのうち、呼応答コマンドがなかったポート、呼応答コマンドがあっても先着でなかったポート、および先着でなかった呼要求コマンドのあったポートから解放要求コマンドを出力し、これらのポートについて解放手続をとり、ノードは、維持動作において、接続手続が完了して維持が可能となった2個のポートについて、各々の入力をそれぞれ他方のポートに出力することで、接続を行ない、2個のポートの入力コマンドが維持要求になっているときは、2個のポートの間でオブジェクト転送を許容し、2個のポートのうちの少なくとも一方に解放要求コマンドが入力されると、双方のポートから解放要求コマンドを出力し、双方のポートについて解放手続をとり、リンクは、コマンド、呼情報およびオブジェクトをそれぞれ論理的に独立して転送し、呼

情報については、要求情報を常に呼要求コマンドに伴って送出され、オブジェクトは常に維持要求コマンドに伴って送出されることを特徴とする。

局の発呼手続では、任意の時点で、または局のポート上のリンクが解放されていることを確認すると、呼要求コマンドをポートに出力し、少なくとも着呼局アドレスを含む要求情報を送出することによって発呼し、呼応答コマンドが所定の期間内に入力されなかった場合は、バックオフに入り、バックオフに入ると、呼要求コマンドの出力を停止して解放要求コマンドを出力し、バックオフ期間の長さはランダムであり、期間の経過後は再び発呼手続の動作を行なうように構成してもよい。

【実施例】

次に添付図面を参照して本発明による分散搬送交換システムの実施例を詳細に説明する。

はじめに

第1章では一般化したDCSS/ICの基本原理につ

いて述べる。多結合トポロジーによるLANの概要を知っていれば理解が容易であろう。転送の対象が一般的なオブジェクトに拡張されたこと、(幾分抽象化された)コマンドという概念を導入したこと、さらに詳情報という概念も導入し接続手順に関わる情報交換をオブジェクトと分離したことが特徴である。重要な概念(用語)については、末尾に用語集として掲載したので参照願いたい。

第2章は、DCSS/IC特有の発呼にまつわる現象を理論的に解析するため、「発火モデル」を提案し、これから様々な現象を定理として導く。従来、前述の矢野隆志他の文献「多結合トポロジーによるローカル・エリア・ネットワーク COMLAT の提案」等では発呼の最適性に関する理論的な裏付けがなにもなかったが、ここで初めてその裏付けを行なう。この数学モデルはグラフ理論を基礎としているが、理解に必要な知識はグラフ理論の初步的な事項だけである。なお、グラフ理論では用語の使い方に様々な流儀があるが、ここでは前述のR.G. Busacker, T.L. Saaty, "Finite Graphs

ネットワーカは1個以上の(互いに独立した)ノード、2個以上の局、ノードと局を接続する2個以上のリンク(ここで1個の局は1個のリンクによってある1個のノードと接続される)、およびノードとノードとを接続する0個以上のリンクよりなる。ある2個のノード間に複数のリンクが存在してよい。

ノードの各ポートは(少なくとも論理的に互いに独立した)リンクによって別ノードのポートまたは局に接続される。あるいはどことも接続されずに適当に終端される。後者の場合、そのポートが元々存在しないのと等価にされる。

ネットワークのトポロジーは、上記2点の原則を満たせば、とくに制限されない。

1.2. 局

局は解放手続、発呼、着呼手続およびオブジェクト転送機能を持つ。特殊な局としては、発呼手続機能または着呼手続機能の一方がないものが許され得る。

1.2.1. 解放手続

and Networks: An Introduction with Applications." McGraw-Hill, 1965." (訳本: 矢野健太郎他「グラフ理論とネットワークノ基礎と応用」培風館、1970) にほぼ従っている。

第3章ではDCSS/ICがシステムとして内包する時定数について述べる。原理的にはいくつもの時定数を定める必要がないことを示す。

第4章は、第5章と絡んでくるが、とくに経済性の観点からオブジェクト転送路の単向や半二重について述べる。

第5章では、基本原理からのバリエーションとしてどのような実装があり得るかについて簡単に述べる。

1.1. 基本原理

独立制御による分散搬送交換システム(DCSS/IC)は、それ自身搬送路交換機能を持つ小規模なノードを多数配置して、ネットワーク全体として大規模な交換機能を果す、分散制御型の交換システムの一種である。

1.1.1. ネットワーク

局がポートに解放要求を出力した後、そのポート上に解放要求が入力され続けることを確認する。双方向に解放要求が流れた時、そのリンクは解放されたという。

発呼手続者以外の解放要求を入力された局は解放手続をとる。

1.1.2. 発呼手続

局が呼要求を出力することをとくに発呼と呼ぶ。

発呼方法は原理的にALOHAまたはCSMAと同じである。

例として、あるミニスロット(Minislot)の最初で(その局のポート上の)リンクが開放されていたら、直ちに確率pで(p-persistent CSMA型)呼要求をし、要求情報を送出する。もしそのミニスロットにおいて発呼しなかったら、次のミニスロットでこのプロセスを繰り返す。もしそのリンクが開放されていなかったら、解放されるまで待ち、上のプロセスを適用する。要求情報は・ブリアンブルと(実装方法によっては必須で

はない)、

・着呼局アドレス

よりなる。なお発呼局アドレスと制御情報の送出は任意である。

呼応答が入力された時、2個の局間が相互に接続され、以後オブジェクト転送が可能となる。ただ、誤接続でないことを確認するために、着呼側から応答情報としてアドレス情報、制御情報等を送り、発呼側で確認するのは任意である。エラーの場合は解放手続に入る。

発呼手続が失敗した時、すなわち、呼応答がある定められた時間内（例えば、最大伝搬遅延時間 τ_c の2倍（ $2\tau_c$ ））に入力されなかったら解放手続に入り、再び上の発呼手順をふむ。

別の例として、任意の時点で（ALOHA型の場合）、または接続されているリンクが解放されていることを確認後（1-persistent CSMA型の場合）、呼要求し、要求情報を送出する。要求情報は、

・ブリアンブルと（実装方法によっては必須で

ある。着呼があった時、要求情報の中の着呼局アドレス検出が開始される。

自局アドレスが検出されたら呼応答を行う。以後2局間でオブジェクト転送が可能となる。（オブジェクト転送モード）

ただ、誤接続でないことを確認するために発呼局に応答情報としてアドレス情報、制御情報等を送出するのは任意である。発呼局でチェックした結果、エラーの場合は、発呼局から解放要求が入力され、このコマンドを入力された着呼局は解放手続に入る。

自局アドレスが検出されなかったら解放手続に入る。解放要求の入力を検出した時は解放手続に入る。

1.2.4 オブジェクト転送

局は、その局のポートに維持要求コマンドを出力し、そのポートに維持要求コマンドが入力されている時、そのポートでのオブジェクト転送を可能とする。これをオブジェクト転送モードと称する。この時、2局間で相互にオブジェクト転送

はない)、

・着呼局アドレス

よりなる。なお、発呼局アドレスと制御情報の送出は任意である。

呼応答が入力された時、2個の局間が相互に接続され、以後オブジェクト転送が可能となる。ただ誤接続でないことを確認するために、着呼側から応答情報としてアドレス情報、制御情報等を送り、発呼側で確認するのは任意である。エラーの場合は解放手続またはバックオフに入る。

呼応答がある定められた時間内（例えば、最大伝搬遅延時間 τ_c の2倍（ $2\tau_c$ ））に入力されなかったらバックオフに入る。バックオフに入ると（呼要求の出力を停止し）解放要求を出力する。バックオフしている時間はランダムであり、そのやりかたは通常のCSMAやALOHAと同様である。

発呼手続き中に解放要求が入力されていてもこのコマンドは無視される。

1.2.3. 着呼手続

局に呼要求が入力することをとくに着呼と呼

が可能である。

解放要求の入力を検出したときは解放手続に入る。以後オブジェクト転送は、再びオブジェクト転送モードにならない限り、行なえない。

1.3. ノード

ノードは複数のポートを持ち、それ自身搬送路交換機能を持っている。ネットワーク全体から見れば部分的な搬送路交換機能を果す。搬送路交換機能は解放手続、接続手続および維持よりなる。

1.3.1. 解放手続

ノードは、解放手続をとるべきあるポートを見つけると、そのポートに解放要求を出力し、解放要求がそのポート上に入力され続けることを確認する。確認がとれた時、そのポートに接続されているリンクは解放されたという。

呼要求を（中継）出力しているポートを除いて、解放要求を入力されたポートは解放手続がとられる。

1.3.2. 接続手続

ノードに少なくとも1個の呼要求がある時、リンクが解放された状態にあるそのノード上のポートをとくに空ポートと呼ぶ。ノードに呼要求（およびそれに伴う要求情報）が入力された時、そのノードは、空ポートに呼要求と要求情報を中継出力する。この時、複数の呼要求があった場合は、先着した呼要求のあったポートの要求情報が中継出力される。

各ノードはそれぞれ独立にこの手続を行なう。各ノードは、ポートの先に（リンクを通じて）接続されているのが局なのかあるいは別のノードのなかを区別しない。したがって、ある局から発呼すると、呼要求の中継出力が可能なポートがある限り、すべてノードと局にその時点における時間最短のルートで（中継出力された）呼要求が入力される。

ルートがある限りすべての局に着呼する（すでにオブジェクト転送モードにある局にはルートがない）ことから、これは限定されたブロードキャストといえる。ここでは単にブロードキャストと

接続手続が完了して維持が可能となった2個のポートについて、各々の入力をそれぞれ他方のポートに出力することで接続を行う。すなわち、

一方のコマンド入力は他方のポートにコマンドを出力し、

一方の呼情報入力は他方のポートに呼情報を出力し、

一方のオブジェクト入力は他方のポートにオブジェクトを出力する。

この2個のポートの入力コマンドが維持要求になっている時、この2個のポート間でオブジェクト転送が可能となる。

少なくとも一方のポートに解放要求が入力された時、双方のポートから解放要求を出力し、双方のポートについて解放手続をとる。維持されている2個のポートを組として、互いに独立した複数の組が1個のノード上に同時に存在し得る。

1.4. リンク

リンクはコマンド（解放要求、呼要求、呼応

呼ぶ。

呼要求を中継出力したノードは、呼要求を中継出力したポートに呼応答が入力されるのを待つ。呼応答のあったノードは、その呼応答とそれに伴う応答情報をこの呼要求入力が先着したポートに中継出力する。ここで応答情報は必須ではない。1.2.2.発呼手続、および1.2.3.着呼手続の項を参照。

ノードに複数の呼応答があった場合は、先着した呼応答のあったポートが選ばれ、そのポートの応答情報が中継出力される。呼要求入力が先着したポートと呼応答入力が先着したポートは、以後、維持が行われ、オブジェクト転送が可能になる。

・呼応答を受けたノードは、呼要求を中継出力したポートのうち、呼応答がなかったポートと、あっても先着でなかったポート、および先着でなかった呼要求のあったポートから、解放要求を出力する。

1.3.3. 維持

答、維持要求）、呼情報（要求情報、応答情報）、およびオブジェクトについて双方向の転送機能を持つ。

これらのコマンド、呼情報、オブジェクトの各々が論理的に独立して転送できればよいわけである。しかし実際には、あり得ない組合せが多数あることと、時系列による組合せ上に制限があることから、この独立性を矛盾のないようにある程度くずすことで、リンクの構造を大幅に簡略化できる。

4種のコマンドは、一方について一時に一つのみが取り得る。したがってこのコマンドを、例えばコード化することができる。

呼情報については、要求情報は常に呼要求に伴って送出され、応答情報は常に呼応答に伴って送出される。

オブジェクトは、常に維持要求に伴って送出される。オブジェクトの形態は原理的にはとくに規定されない。オブジェクトは電気通信の分野ではデータである。また物流の分野においては気体、

液体あるいは固体などの物体である。

データは、1個のシリアル・チャネルを通過するディジタル・シグナルとは限らない。パラレル・チャネルであってもよいし、アナログ・シグナルであってもよい。

物流の例では、オブジェクトとして様々な種類の燃料の配送がある。パイプライン網やベルトコンベア網といったものが考えられる。あるいは、伝票や、ちょっとした書類を転送するエアーシューターといったものでもよい。ただ、これらはリンクおよびノードの具体的な作り方によって規定されるのである。

2. 発火モデル

ここではDCSS/ICにおける発呼・着呼に特有な現象を発火モデルを基に明らかにする。第1章で述べた局とノードをあわせて頂点(Vertex)とし、呼要求(コマンド)の流れるリンクの一方方向をその方向に沿った弧(Arc)として扱う。また局の発呼を頂点の自発的な発火とし、呼要求がノードまたは局に入力されることを頂点の自発的でな

この頂点 r はとくに根(Root)と呼ばれる。本章では根 r に向かう弧は存在しないものとするが、これによってとくに一般性が失われることはない。つまり、すべての弧の向きを逆にすれば、根 r から出る弧が存在しない、という形にできる。

補助定理I.

グラフ $T = (V, A)$ が頂点 $r \in V$ 上の有向木であるとは、以下の3条件と等価である。

(I) T は連結である。

(II) 任意の $k \in V$ について $(k, r) \in A$ であるような $r \in V$ がただ一つ存在する。なお、 V が1個の頂点よりなる時、 $V = \{r\}$ 、 $A = \emptyset$ である。

(III) V が2個以上の頂点よりなる時、 r 以外の任意の頂点 $w \in V$ 、 $(w \neq r)$ について。

$(k, w) \in A$ 、 $k \neq w$ 、 $k \in V$ であるようなただ一つの弧 (k, w) が存在する。

証明:

T が r 上の有向木であるならば、

い発火として扱う。

なお本章では、有限な頂点の集合を $V = \{1, 2, \dots, n\}$ とし、頂点 $i \in V$ から頂点 $j \in V$ へ向かう弧 (i, j) の有限な集合を E とする。(有限)有向グラフ $D = (V, E)$ について扱う。グラフ理論自体については、前述の文献、および浜田隆貴他「グラフ論要説」(横書店、1982)を参照のこと。

2.1. 有向木

定義1.

有向グラフ $T = (V, A)$ が頂点 $r \in V$ 上の有向木(Rooted Directed Tree)であるとは、 T が次の2条件を満たすことをいう。(ここで A は弧の集合である。)

(I) $w \in V - \{r\}$ なるすべての頂点 w に対して、 r から w への単純路(すなわち、相異なる頂点からなる路(Path))がただ一つ存在する。

(II) 回路(Cycle)は存在しない。

ただし、ただ一つの頂点 r よりなるグラフ $T = (\{r\}, \emptyset)$ は有向木とみなす。

根 r と他の任意の頂点 $w \in V$ とで決定される路が存在するから、連結である(条件I)。

いま、任意の $k \in V$ について $(k, r) \in A$ であるような $r \in V$ が存在しないとする。すると、任意の $r \in V$ に関して $(k, r) \in A$ であるような $k \in V$ が存在し、 r として定義1の(根) r をとると、 r から k への路が存在するから、 r から k を通り r に戻る回路が生じ、 T が r 上の有向木であるとした定義1に反する。ゆえに、任意の $k \in V$ について $(k, r) \in A$ であるような $r \in V$ が少なくとも1つ存在する。

さて、任意の $k \in V$ について

$(k, r') \in A$ であるようなもう1つの $r' \in V$ が存在したとすると、定義1から r' から r への路が存在する。 r' を終頂点とする弧は存在しないから、明らかこの路は存在せず、したがって r' は存在し得ない。したがって $(k, r) \in A$ であるような頂点 $r \in V$ は唯一でなければならない(条件II)。

もし r を除くある頂点 $w \in V$ が、2個以上

(p個) の w 以外の頂点 u_1, u_2, \dots, u_p からの弧 (u_i, w) , (u_x, w) , \dots , (u_p, w) によって接続されていたと仮定すると、定義 1 から r から u_1 へ、 r から u_2 へ、 \dots , r から u_p への路がそれぞれ存在する。すなわち、 r から w への路は u_1, u_2, \dots, u_p を経由する 2 個以上 (p個) 存在することになつて、 T が有向木であることに反する。ゆえに、 r を除く任意の頂点 $w \in V$ は $(k, w) \in A$, $k \neq w$, $k \in V$ であるような唯一の弧 (k, w) によって接続される (条件 III)。

逆に、条件 (I), (II), (III) が成り立つ場合について述べる。

いま、 T^* を根 r だけからなる T の部分グラフとする。また、 $T^* = (V^*, A^*)$ を、 T^{**} の超グラフ (T^{**} が T^* の部分グラフ) であつて、 V^{**} の各頂点を少なくとも一方の端点とする (T 中の) すべての弧の集合を A^* とし、その A^* の各弧のすべての両端点の集合を V^* とするような、 T の部分グラフであるとする。 T が連結

から唯一の弧 (u, w) によって接続されている。ゆえに、根 r から任意の w に至る路は唯一であり、 T^{**} は r 上の有向木である。

であること (条件 I) から、 T^* は T に収束する。

T^* は定義 1 より明らかに r 上の有向木である。

いま、 T^* を r 上の有向木であると仮定し、 T^{**} が r 上の有向木であることを示せばよい。

仮定から、任意の頂点 $w \in V^{**} - V^*$ は、ある頂点 $k \in V^*$ からの弧

$(k, w) \in A^{**} - A^*$ または $/$ および k への弧 $(w, k) \in A^{**} - A^*$ によって接続されている。ところで、条件 (III) から r 以外のすべての頂点 $k \in V^*$ に関して k に向かう弧がすでに存在しているので、弧 (w, k) は存在し得ない。また任意の頂点 w への弧は同条件によって唯一である。したがって任意の頂点 $w \in V^{**} - V^*$ は、ある頂点 $k \in V^*$ からの唯一の弧 (k, w) によって接続されている。 T^* に回路が存在しないから、 T^{**} にも回路が存在しない。

r から他の任意の頂点 $u \in V^*$ への路は唯一であり、任意の頂点 $w \in V^{**} - V^*$ はある $u \in V^*$

2.2. 発火

DCSS/IC における発呼・着呼現象に対して発火という新しいオペレーションを定め、この現象がどのような性質を持っているか明らかにする。

定義 2.

有効グラフ $D = (V, E)$ が未発火であるとは以下の 4 条件を満たすことをいう。

(I) D は連結である。

(II) D はループを持たない。すなわちすべての $i \in V$ に関して $(i, i) \notin E$ である。 V が 1 個の頂点よりなるとき、 $E = \emptyset$ である。

(III) 任意の弧 $(i, j) \in E$, $(i, j \in V, i \neq j)$ に関して弧 $(j, i) \in E$ が唯一存在する。ここで i から j への弧の長さ (時間) は、 $\tau(i, j) > 0$ である。

(IV) すべての頂点、すべての弧の各々は、2 つの可能な状態 (発火 / 未発火) のうち未発火状態にある。

定義 3.

未発火な有向グラフ $D = (V, E)$ を初期値と

した有向グラフ $F = (V, A)$ について扱う。ここで F の弧の集合 A は時間 t の関数 $A = A(t)$ で、その初期値は $A(0) = E$ である。 F に関する「頂点の発火」を以下のように定義する。この「頂点の発火」というオペレーションは、未発火な D から D の弧の集合 E の一部を除去することで発火した F を得る E から A への変換である。なおこれは、「弧の発火」についても言っているが、ここでは双方を含めて単に「頂点の発火」と呼ぶ。

(I) 各頂点は自発的に発火し得る。

頂点 $r \in V$ が時刻 $t_r \geq 0$ で自発的に発火した時、これと同時に r を始頂点とするすべての弧 $(r, w) \in A(t_r)$, ($r \neq w \in V$) を発火させ、さらに r を終頂点とするすべての弧 $(w', r) \in A(t_r)$, ($r \neq w' \in V$) を A から除去する。

(II) 頂点 $k \in V$ が時刻 $t_k > 0$ で自発的でなく発火した場合、 k の発火と同時に、すべての弧 $(k, w) \in A(t_k)$, ($k \neq w \in V$) を発

火させ、同時にこれらとは逆向きのすべての弧 $(w, k) \in A(t_k)$ を A から除去する。なお $(k, w) \in A(t_k)$ ならば、 (w, k) は除去されない。

(III) 頂点 $w \in V$ が発火していない時、

$(k, w) \in A$ なる頂点 $k \in V$, ($k \neq w$) が発火してから弧 $(k, w) \in A$ の発火を通じて $t(i, j)$ 時間後に、頂点 w は弧 (k, w) および頂点 k の発火を知ることができる。まだ発火していない任意の頂点 $w \in V$ が、ある弧 (k_1, w) , (k_2, w) , ..., (k_p, w) の発火を時刻 t_w で知った時、

$(k_1, k_2, \dots, k_p) = V'$ とすると (V') の各頂点はこの時点ですでに発火している。）、有限時間内にそれらの発火した弧の内の任意の 1 個の弧 $(k, w) \in A(t_w)$ 。

$k \in V'$ 以外のすべての弧

$(k', w) \in A(t_w)$, $k' \neq k \in V'$ を弧の集合 A から除去し、除去後、有限時間内に頂点 w を（自発的でなく）発火させる。

定義 2, 3 の意味はつきの通りである。

未発火なグラフとは、解放されたリンクの集合とそれらの両端の局またはノードの集合からなるネットワークに相当する。

第 1 章のネットワークでは、すでにオブジェクト転送モードにある局は発呼も着呼もできない。また、すでにオブジェクト転送を行っているリンク上には呼要求（コマンド）を送出することができない。これらの局やリンクは発呼や呼要求の伝送ができないから、グラフ F はネットワークからこれらの局やリンクを除いたものに相当していなければならない。また、そうしてできたグラフは必ずしも連結でないかも知れない。その場合は 1 つの連結成分を D として扱う。

定義 2 の条件 (III) はリンクが双方に呼要求（コマンド）を転送できることを仮定している。またノード・ノード間のリンク数が 1 であることを仮定しているが、実際に複数リンクであったとしても、ノードの接続手続きから、それらのうちの 1 つだけが接続手続きの対象となる。したがつ

て、呼要求がネットワーク中をどのように伝搬していくかを調べるモデルとしては 1 つに限定しても十分と考えられる。そのリンクがオブジェクト転送として使われ始めたら、次の段階での未発火なグラフは、それらの複数リンクの中からオブジェクト転送中以外のもの（解放されたリンク）を選択したものに相当する。また同条件は、弧上の火が燃え移るには時間がかかることを意味し、物理系における呼要求の伝送遅延を示している。

定義 3 のプロセス (I) は局の発呼に相当する。また、発呼局への呼要求を受け付けないことを示している。定義 3 のプロセス (II) は、ノードから呼要求が output されたとき、それとは逆方向の呼要求を受け付けないことを示している。

定義 3 のプロセス (III) は、ノードが要求ポートのうちの 1 つのみを選択し、呼要求を中継し、他の要求ポートは無視されることに対応している。ここで選択されるのは必ずしも先着要求ポートである必要がない。すなわち、弧上の火が

始点から終点に燃え移って来ても、直ちに頂点が発火しなくともよい。

定理 2

未発火のグラフ $F = (V, E)$ 上の少なくとも 1 個のある頂点が自発的に発火すると、最終的にすべての頂点が発火する。

略証：

F は有限有向グラフであるから、定義 3 のプロセス (II), (III) の繰返しは有限回で終る。すなわち、 F はあるグラフに収束する。

ここで最終的なグラフ F において、ある発火していない頂点 w が存在したと仮定する。発火していないすべての頂点の集合を $M \subset V$ とすると、 $V - M$ は発火している頂点の集合であり、 F の初期のグラフは $F = (V, E)$ であり、連結であるから、ある $k \in V - M$ とある $w \in M$ を結ぶ弧 (k, w) 、 $(w, k) \in E$ が存在する (定義 2)。

頂点 k は発火しているから、定義 3 より弧 (k, w) がすでに (k の発火以前に) A から除去されていない限り、弧 (k, w) は発火していない。

任意の頂点 $w \in V$ が発火するのは、定義 3 より I) 頂点 w が自発的に発火する場合、または II) $(k, w) \in A$, ($w \neq k \in V$) なるある頂点 k が発火し、弧 (k, w) の発火を通りて、頂点 w が (自発的でなく) 発火する場合に限られる。ここで II) においては、弧 (k, w) は除去されずに残るから、 $k \in V'$ である。よって、任意の頂点 $w \in V' - R$ の発火以前に別のある頂点 $k \in V'$, ($k \neq w$) が発火していないなければならない。グラフ T のすべての頂点の初期状態は未発火であったから、もし $R = \emptyset$ であるとすると、 V' のいずれの頂点も発火することができず、定理 2 (ある 1 つの頂点 $r \in V$ が自発的に発火すると V のすべての頂点が発火する) に矛盾する。ゆえに、 T には少なくとも 1 個の自発的に発火した頂点 $r \in R \subset V'$ が存在する。

任意の頂点 $r \in R$ が自発的に発火した場合、定義 3 のプロセス (II) より r を終頂点とするすべての弧 $(k, r) \in A'$, ($k \in V'$) が A から除去される。したがって、それ自身を終頂点とす

る。ところが、弧 (k, w) が発火すれば、その弧が除去されない限り有限時間内に頂点 w も発火してしまうから、弧 (k, w) は A から除去されなければならない。弧 (k, w) が A から除去されるのは、定義 3 から、頂点 w が発火した時に限られ、仮定に矛盾する。Q.E.D.

定理 2 の意味は次の通りである。

1 つの局が発呼すると、その呼要求はすべてのノードと局にブロードキャストされる。

定理 3

未発火のグラフ $F = (V, E)$ 上の p 個 ($p \geq 1$) の頂点が自発的に発火して最終的に得られるグラフ $F = (V, A)$ は、 p 個の有向木の森である。また、自発的に発火した頂点は各有向木の根である。

略証：

ここで、最終的なグラフ $F = (V, A)$ の 1 つの連結成分を $T = (V', A')$ 、 T 中のすべての自発的に発火した頂点の集合を R と書く。当然 $R \subset V' \subset V$, $A' \subset A$ である。

弧を持たない頂点 $r \in R$ が少なくとも 1 個存在する。

ところで、定義 3 のプロセス (III) は、ある頂点 $w \in V$ へのある弧 $(k, w) \in A$, ($w \neq k \in V$) の発火によってその頂点 w が発火した時、その弧 (k, w) 以外のすべての弧 $(k', w) \in A$, ($k \neq k' \in V$) を A から除去する。一方、頂点 w は頂点 k の発火によって (さらに弧 (k, w) の発火を通じて) 発火したので、定義 3 のプロセス (I) または (II) によって弧 (w, k) は、頂点 k の発火と同時に (すなわち頂点 w の発火以前に) 除去されている。頂点 w が発火する時にはすでに弧 (w, k) が存在しないので、弧 (k, w) は除去されずに残る。したがって、(自発的でなく発火した) 頂点 w への弧は唯一存在する。

さて、 T のすべての頂点は発火しなければならないから、任意の頂点 $w \in V' - R$ もまた (自発的でなく) 発火しなければならない。ゆえに、任意の頂点 $w \in V' - R$ への弧は唯一存在する。

次に、任意の頂点 $r \in R$ に関して、 T から $R - \{r\}$ を除去して得られる T の部分グラフ $T' = (V', A')$ を考えると、補助定理1の条件 (I), (II), (III) を満たし、 T' は頂点 r 上の有向木である。なお、

$V' = V - (R - \{r\})$ 。ここで、もし T において頂点 $r \in R$ 以外に自発的に発火した頂点 $r' \in R$, ($r' \neq r$) が存在したと仮定しよう。 T は連結であるから、ある弧

$(r', k) \in A'$, ($r' \neq k \in V'$) が存在しなければならない。

ところで、 T' は r 上の有向木だから、任意の頂点 $w \in V' - \{r\}$ に関して（補助定理1により） w を終頂点とする弧はただ1つ存在している。一方、頂点 w は自発的でなく発火したから、 w を終頂点とする弧は1つしか待ち得ない。したがって、任意の頂点 $w \in V' - \{r\}$ に関して、弧 $(r', w) \in A'$ である。 r' は終頂点になり得ないから、 r' と w の間には弧が存在しない。 r もまた終頂点になり得ないから、 r' と r

る。

2.3. 最短距離問題

この弧の各々に「長さ」と呼ばれる実数が結びつけられているようなグラフを考えよう。ここで長さは2つの基本的な特徴を持つ。

(1) 弧の集まりの長さは、加法的で、各々の弧の長さの和である。

(2) それは「許容可能」と考えられる弧の集合の範囲内で最小にすることが当然望ましいというような1つの測度である。

弧 a の長さを $\lambda(a)$ で表わす。有向グラフ $D = (V, E)$ におけるすべての弧 $a \in E$ の長さは $\lambda(a) > 0$ とする。 D が未発火なグラフであるとすれば、定理3から任意の2つの頂点 i, j , ($i \neq j$) に関して i から j への少なくとも1つの路が存在する。

問題は、その長さが最小であるところの1つの路 $P = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ を見い出すことにある。とくにここでは、 r に関する極大な最短距離の木を見い出すことにある。

の間にも弧が存在しない。ゆえに、 T が連結であったことに矛盾し、よって r' は存在し得ず。 $R = \{r\}$ でなければならない。すなわち $T' = T$ であり、 T は頂点 r 上の有向木である。

定理2よりすべての頂点は最終的に発火する。また、連結成分はすべて有向木である。さらに、自発的に発火した頂点それぞれが、それぞれの連結成分である有向木の根になっている。ゆえに、自発的に発火した頂点が p 個であった場合は、それぞれの自発的に発火した頂点を根とする p 個の独立した有向木となる。Q.E.D.

定理3の意味は次の通りである。

p 個の局が（ある時間内に）同時発呼すると、発呼衝突が起ってネットワーク全体が p 個に分割（分断）される。その分割された各々の（サブ）ネットワーク内で各々呼要求がブロードキャストされる。また呼要求の伝播すなわちブロードキャストは、（各）発呼局を根とする木状に行われる。なお、 F は p 個の木の森（Forest）と呼ばれる。

路 P 中に回路 C があったとき、すべての弧の長さを正と仮定しているから、 C の長さは $\lambda(C) > 0$ である。したがって、最短の路を見い出すためには単純な路のみを考えれば十分である。

次の補助定理4は、前掲の R.G. Busacker 他（矢野健太郎他訳）の文献の定理3-25を書き直したものである。

補助定理4.

T を、1つの有向グラフ $D = (V, E)$ における、 r に根を持ち、 r から到達可能なすべての頂点を含む木とする。 T の任意の頂点 k に対して、 r から k への T に沿っての距離を $L(k)$ で表わす。ただし $L(r) = 0$ である。

その両端がいずれも T の中にある任意の弦 (k, w) が

$$L(w) \leq L(k) + \lambda(k, w)$$

を満足するとき、そしてそのときに限り、 T は r に関する最短距離の木である。

考えているグラフのすべての回路に対して

$$\zeta(C) \geq 0$$

であるとき、補助定理4は、1つの与えられた基準点 v に関して極大な最短距離の木を実際に与える以下の操作に対する、1つの論理的な基礎を与える。この操作は、概念的には、定義3の「頂点の発火」において、弧の長さを発火した弧の火が始点から終点にまで燃え移るまでの時間に対応させたものに相当している。

操作1。

未発火な有向グラフ $D = (V, E)$ を初期値とした有向グラフ $F = (V, A)$ について扱う。ここで A は時間 t の間数 $A = A(t)$ であり、その初期値は $A(0) = E$ である。 F に関する「時間的動作を規定した頂点の発火」とは、以下の3条件を満たす操作をいう。

(1) 任意の頂点 $r \in V$ は自発的に(任意の時刻 $t_r \geq 0$ において)発火し得る。頂点 $r \in V$ が自発的に発火した時、 r を始頂点とするすべての弧 $(r, w) \in A(t_r)$, ($r \neq w \in V$)を発火させ、さらに r を終頂点とするすべての弧

$(w', r) \in A(t_r)$, ($r \neq w' \in V$)を A から除去する。これは局の発呼に対応する。

(2) 任意の頂点 $k \in V$ に関して時刻 $t_k > 0$ において k が自発的でなく発火した時、すべての弧 $(k, w) \in A(t_k)$, ($k \neq w \in V$)を発火させ、これとは逆向きのすべての弧 $(w, k) \in A(t_k)$ を A から除去する。なお、 $(k, w) \notin A(t_k)$ ならば (w, k) は除去されない。

(3) $k, w \in V$ をそれぞれ始頂点、終頂点とする弧 $(k, w) \in E$ の長さを $\tau(k, w)$ とする。頂点 k が時刻 t で発火した時、頂点 w がまだ発火していないければ、弧 (k, w) が発火し、その弧の長さに相当する時間 $\tau(k, w)$ 後に、すなわち時刻 $t + \tau(k, w)$ にまだ頂点 w が発火していないければ、 w は発火する。

もし時刻 $t + \tau(k, w)$ 以前に、時刻 t_w で頂点 w が発火していたら(すなわち、 $t_w + \tau(k, w) > t$ なら)、弧 (k, w) は $A(t_w)$ から除去される。ここでもし、

$$\begin{aligned} t_k + \tau(k_1, w) &= t_{k_2} + \tau(k_2, w) = \dots \\ &= t_{k_n} + \tau(k_n, w) \\ &= t_w \\ k_1, k_2, \dots, k_n, w &\in V \end{aligned}$$

なる発火した弧 (k_1, w) , (k_2, w) , \dots , $(k_n, w) \in A(t_w)$ によって同時に頂点 w が発火されるならば、これらの弧のうちの任意の1つ (k, w) を選び、 (k, w) 以外の w を終頂点とするすべての弧を A から除去する。

操作1の意味はつぎの通りである。

定義3に時間的要素が明示的に加わったものである。定義3ではノードは要求ポートのうちのどれか1つを選択し、呼要求を中継したが、操作1ではノードは先着要求ポートのみを選択し、呼要求を中継する。この操作1は、局の発呼・着呼、およびノードの先着要求ポートの選択と呼要求の中継出力というものをモデル化したものである。すなわちDCSS/ICにおける呼要求のブロードキャストの様子をモデル化したものである。

ある弧 (k, w) の始頂点が発火して、その弧の始頂点から燃え出すると、 $\tau(k, w)$ 時間後にその弧の終点まで燃え移り、まだ終頂点が発火していないければ、直ちに終頂点が発火する。ここで重要なことは、頂点にどれか(入り方向の)弧上の火が燃え移って来たら、直ちに別の(出方向の)弧に燃え移らせることで、後に述べる最短の路に関する様々な定理が導き出される点にある。しかも、各頂点における操作は互いに独立して行われ、それぞれは全体の様子を知らずにである。これは丁度、多数の花火の間を多数の導火線でつなぎで、ある花火を点火(自発的発火)した時の、火の燃え移り方によく似ている。

定理5。

操作1の下で未発火な有向グラフ $D(V, E)$ 上の1つの任意の頂点 $r \in V$ が自発的に発火すると、結果として得られる有向グラフ $F(V, A)$ は、 D 上の、 r に関して極大な最短距離の木である。

略証:

定理2から、 T は D 上のすべての頂点を覆う、また、定理3から T は r 上の有向木である。ここで、補助定理4が適用できれば証明されたことになる。

いま、頂点 v が自発的に発火した時刻を $t = 0$ 、任意の頂点 $k \in A$ が(自発的でない)発火した時刻を $t = t_k$ とする。

操作1のプロセス(III)は、その両端がいずれも T の中にある任意の弦 (k, w) について、

$$t_w \leq t_k + \tau(k, w)$$

であることを示している。なぜならば、

$$t_w > t_k + \tau(k, w)$$

とすれば、

$$t_w = t_k + \tau(k', w) > t_k + \tau(k, w)$$

なる w を終頂点とする T 上の弧

$(k', w) \in A$ が存在することになって、操作1の条件(III)に反する。よって補助定理4が適用される。Q.E.D

定理5の意味はつきの通りである。

各ノードにおいて、先着要求ポート上の呼要求

のどちらか一方が発火しなければならない。ところが、 j, k は D_1 の部分グラフである T_1 の頂点であるから、 j, k の発火は r の自発的発火によるものではあり得ない。ゆえに、弧

$(j, k) \in E_1$ は r の自発的発火によっては除去されない。

F の1つの連結成分 T_1 の、元のグラフ D について定理5を適用すれば、 T_1 は D_1 上の r にに関して極大な最短距離の木となる。Q.E.D.

定理6の意味はつきの通りである。

複数の局が(ある時間内に)同時発呼すると、発呼衝突を起してネットワークが分割されてしまうが、その場合であっても、分割された(サブ)ネットワークごとに時間最短のルートで呼要求がブロードキャストされる。

定理7

未発火な有向グラフ $D = (V, E)$ に関して、1つの任意の頂点 $r \in V$ からそれ以外の1つの任意の頂点 $w \in V$ への1つの最短な路 P の長さ(時間)を $\tau(P)$ とする。 D に対して r を含む複数

を直ちに中継すれば、時間最短のルートで呼要求がブロードキャストされる。

定理6。

操作1の下で、未発火な有向グラフ

$D = (V, E)$ 上の p 個の任意の頂点 $r_1, r_2, \dots, r_p \in V$ が自発的に発火すると、結果として得られる有向グラフ $F = (V, A)$ は、 p 個の連結成分 $T_i = (V_i, A_i)$, ($i = 1, 2, \dots, p$)よりなる。そして各 T_i は、それぞれ D 上の、 r_i に関して極大な最短距離の木である。ここで D_1 は、すべての $j, k \in V$ に関して $(j, k) \in E$ ならば $(j, k) \in E_1$ であるような $D_1 = (V_1, E_1)$ である。

略証:

定理3によって F は p 個のそれぞれ $r_1, r_2, \dots, r_p \in V$ を根とする木の森となる。ここで、各 D_1 に関して $r_i \neq r_j$ なる r_i の自発的発火によっては、いかなる弧 $(j, k) \in E_1$ も除去されない。なぜならば、いま、 $(j, k) \in E_1$ が除去されるとすれば、少なくとも $j, k \in V$

の頂点が同時に自発的に発火すると、操作1の下で結果として得られた有向グラフ $F = (V, A)$ には、 r から w への路が存在するとき、その路の長さ(時間)は $\tau(P)$ に限られる。

略証:

D に対して p 個($p \geq 2$)の任意の頂点 $r_1, r_2, \dots, r_p \in V$ が自発的に発火して最終的に得られるグラフ $F = (V, A)$ は、 p 個の有向木の森となる。頂点 $r_i \in V$ なる F の連結成分 $T_i = (V_i, A_i)$ は r_i 上の有向木である(定理3より)。

いま、 $r = r_i$ とすると、 $w \in V$ かつ $w \in V_i$ であれば T_i と T_j は連結でないから、 r から w への路は F 上に存在しない。 $w \in V_i$ であれば T_i は r 上の有向木だから、 r から w へのある路が F 上に存在する。

定理6から、 T_i はすべての $j, k \in V$ に関して $(j, k) \in E$ ならば $(j, k) \in E_i$ であるような $D_i = (V_i, E_i)$ 上の、 r に関して極大な最短距離の木である。定理6の証明の中で述べ

たように、すべての弧 $(j, k) \in E$ は r 以外の頂点 (根) の自発的発火によっては除去されない。よって、 r から w へのある最短の路 P 上のすべての頂点が V_r の要素ならば、路 P 上のすべての弧は E_r の要素であり、 P は D において r から w への最短の路であったから、明らかに、 D_r における r から w への最短の路 P が存在する。すなわち r から w への最短の路 P が F 上に存在する。

ここで最短の路 $P = \{r, P_1, P_2, \dots, P_n, w\}$ の両端点を除く頂点の1つを q とする。すなわち $q \in \{P_1, P_2, \dots, P_n\}$ 。いま、 r のみが自発的に発火した場合、 r, q, w が発火した時刻をそれぞれ t_r, t_q, t_w とする。頂点 q から頂点 w への路 P に沿っての、つまり最短の、長さ (時間) を $\tau(q, w)$ とすると。

$$t_w = t_q + \tau(q, w) = t_r + \tau(P)$$

である。

さて、頂点 q が頂点 r の自発的発火によって時刻 t_q' に発火させられたとしよう。ここで、

しかり得ない。Q.E.D.

定理 7 の意味はつきの通りである。

発呼局と着呼局との間の路は、発呼衝突が起つたことによっては、より長い路をとるような迂回をされることがない。1局だけの発呼の場合の路 P と同じ長さ (遅延時間) の路か、さもなければ路が (その時は) ないために接続に失敗するかのどちらかである。

十分なリンク数がある場合、同時に発呼した他の局によって最短の路 (P を含む) の一部がオブジェクト転送のために使われ、最短の路が塞がれる可能性が十分小さいと期待できるとき、再発呼することで路 P と同じ長さの路による接続が期待できる。

2.4. 衝突

2.4.1. 呼要求の衝突

定理 3 は、1局だけが発呼すると、発呼局 r を根とする有向木 T ができる。その T に沿って呼要求がブロードキャストされることを示している。もちろん、有向木 T はネットワーク D の全域部分グラフ

$\forall \delta V, \text{かつ } q \in V, r \in \delta V, \text{かつ } r \in V$ であるとすると ($q = r$ であってもよい)。

$$t_q' \leq t_r$$

である。なぜなら、 $t_q' > t_r$ ならば操作 1 によって、 q は r の自発的発火によって時刻 t_r に発火させられてしまうからである。したがって、時刻 t_q' に q が発火した時、 w が発火する時刻 t_w' は、

$$t_w' = t_q' + \tau(q, w) \leq t_r + \tau(q, w) = t_r$$

である。これは r から w への D 上での最短の路が複数個、存在する場合でも同じである。

頂点 w は時刻 $t_r < t_w$ には、 r の自発的発火によっては発火され得ない。したがって時刻 $t_r < t_w$ に w が発火させられるのは、 r 以外の頂点の自発的発火によるものである。また、 r 以外の頂点の自発的発火によって w が発火される時刻は $t_r \leq t_w$ である。ゆえに、 w が r の自発的発火によって発火する時刻は、

$$t = t_w = t_r + \tau(P)$$

ラフ (頂点の集合が同一) である。

ここで有向木 T に関する弦を考える。とくに、ネットワーク D からどのようにしてこれらの弦が取り除かれ、 T が得られたかについて考える。これらの弦を取り除くオペレーションは、定義 3 の「頂点の発火」による。このオペレーションは弦の除去に関して、以下の2つの意味を持っている。

① 同一リンク上で互いに逆方向に流れる呼要求は無効化される (定義 3 のプロセス (I) または (II) より)。

② ノードに複数の呼要求が入力された場合、その内の1つを除いて無効化される (定義 3 のプロセス (III) より)。

① は呼要求のリンク上での衝突と捉えることができる。一方、② は呼要求のノード上での衝突と捉えることができる。

発火モデルは呼要求の無効化を、弧の除去という形でモデル化したものである。この時の除去された弦は T に関する弦になっている。

2.4.2. 発呼衝突

発呼衝突については、すでにある程度述べられているが、改めてここで取り上げる。 α 個の局が（ある時間内に）同時発呼した時にネットワーク全体が α 個に分割される現象を発呼衝突と呼ぶ。これはDCSS/IC特有の現象で、定理3によって示されている。

ネットワークが分割される現象は、先に述べた呼要求の衝突に起因している。ただ、その呼要求の発信元が同一が否かの差がある。

呼要求の衝突とは、一方のノード/局の出力した呼要求が他方に染み透らないことである。発信元が同一のときは、あるノード/局から出力した呼要求が衝突しても、相手側のノードまたは局には別のルートで同一発信元の呼要求が（直接は染み透らないが）届いている。発信元が互いに異なる呼要求の衝突が起った時は、2つのノード/局間の相手側に（間接的に）染み透らない。これが発呼衝突の概観的な現象である。

3. 時定数

いわゆる無線チャネル（Radio Channel）においては、距離が異なると受信信号レベルも異なり、このため、複数局が同時発呼しても信号レベルの高い方の信号のみが受信される、キャプチャ効果（Capture Effect）が知られている。先の発呼衝突が起っても $1/k$ の確率で発呼手続が成功するということを一種のキャプチャ効果とみなせば、この発呼手続は一般的な、バス型の、コンテンツ・タイプ（Contention Type）の、ランダムアクセス技術（Random Access Technique）と同じ扱いができる。この種のチャネル（バス）における記述は、前掲の英文文献に詳しい。とくにALOHAとCSMAの考え方を発呼手続にそのまま適用できる。

例として、 α バーシステント（ α -persistent）CSMAと同じ手法の場合で説明する。いま、呼要求の最大伝搬遅延時間を τ 。（秒）とする。また、ミニスロット（Minislot）のサイズを τ 。（秒）とする。発呼の手順は次のようになる。もし、あるミニスロットの最初で（その局のポート上の）

DCSS/ICの基本原理では、なるべく時定数などがなくても済むように考慮した。しかし“発呼のタイミング”に関して考えると、ある種の時定数らしきものが見受けられる。“リンクの解放”についても同様に思えるが、これについては原理的に時定数を定める必要がない。

3.1. 発呼のタイミング

第2章の定理5で示したように、呼要求は時間最短のルートで全局（および全ノード）にブロードキャストされる。この意味で、発呼に関してはネットワーク全体がバスとして動作する。ただ、従来の通信方式と異なるのは、 k 個（ $k \geq 2$ ）の局が同時に発呼して発呼衝突を起した場合、（呼要求に関して）ネットワークが k 個のサブネットワークに分割されることである。この場合、ある発信局（Source Station）が目的とする宛先局（Destination Station）に向けて発呼しても、両方が同一のサブネットワーク内に入っていたければ、その発呼手続は失敗する。発呼手続が成功する確率は $1/k$ とみなしてよいよう思える。

リンクが解放されていたら、直ちに確率 P で発呼する。もしそのミニスロットにおいて発呼しなかったら、次のミニスロットでこのプロセスを繰り返す。もしそのリンクが解放されていなかったら、解放されるまで待ち、上のプロセスを適用する。（発呼衝突が起ったために）発呼手続が失敗した時は、再び上の発呼手順をふむ。

1バーシステント（1-persistent）CSMAと同じ手法では、発呼衝突が起ったために、発呼手続に失敗した時は、バックオフという形でランダム時間後に再発呼される。このランダム時間は τ に比例しており、通常、ランダムな（正の）整数倍にとられる。

いかなる手法を用いようと、 τ 時間内に2局以上が発呼すると、発呼手続が失敗する可能性がある。逆に、発呼があっても、ほとんどの場合 τ 時間内に1局しか発呼しないようにできれば、発呼衝突による発呼手続の失敗はほとんど避けられる。したがって、 τ は1つの時定数とみなされる。

3.2. 呼要求の最大伝搬遅延時間 τ_0

呼要求の最大伝搬遅延時間 τ_0 は、通常のCSMAのときのように簡単には求められない。任意の未発火な有向グラフ $D = (V, E)$ の任意の頂点を発火させ、各頂点に時間的動作を規定した発火を行なわせ、結果として得られたグラフの最長の路を求める必要がある。

D は実際のネットワークからすべての可能なものが候補となる。オブジェクト転送に使われたりンクは D に含まれないから、様々なものがあり得る。場合によってはネットワーク中に複数の異なる D が存在し得る。すなわち、対象のトポロジーが動的に変化するが、これは従来のバス型のネットワークとの大きな差異である。ただし τ_0 の上限は簡単に求められる。

頂点の数を n とする。ネットワークにおける伝搬遅延はリンクのみによって起り、頂点での伝搬遅延はないものとする。頂点での伝搬遅延があるならば、その分リンクの伝搬遅延を大きいものとして扱えばよい。最悪のケースはすべての頂点を

よって生き残る可能性のある方式であっても、損傷を受ける確率は大きい。ところが、DCSS/IC では、発呼衝突が起っても、ネットワークが分割されるだけで、呼要求（ならびに呼情報）は損傷を受けない。一般に、通信や物流というものの転送量は距離が大きくなるにつれて減少する傾向がある。ここでもし（多くの通信がそれに近いが）、発呼頻度の分布が周間の距離 L の指數に（近似的に）反比例するとすると、すなわち

$$e \propto P(-L)$$

に（近似的に）比例するとすると、発呼衝突が起っても、比較的近い局との発呼手続に成功する可能性が高い。この意味で、とくに m が大きいとき、

$$\tau_0 = (m+1) \tau_1$$

とおかなくとも、もっと小さな、例えば通常考えられる D の最大伝搬遅延時間をもって τ_0 としてよいと考えられる。

3.3. リンクの解放

局またはノードにおいて解放要求（コマンド）

通る単純路である。このときのその路の弧の数は $n-1$ である。すなわち、 $n-1$ 個分のリンクの伝搬遅延時間が上限である。頂点を局とノードに分け、ノード数を m とすると、全ノードを通過する路は最大 $m-1$ 個のリンクを通る。局からノード、およびノードから局へとそれぞれ 1 個ずつのリンクを通るから、局から局へは最大 $m+1$ 個のリンクを通過する。いま、リンクの最大伝搬遅延時間を τ_1 とすると、

$$\tau_0 \leq (m+1) \tau_1$$

である。ゆえに、 τ_0 の上限は $(m+1) \tau_1$ である。

ところで、 τ_1 は最悪のケースであり、通常の動作では（すなわち、通常の未発火なグラフでは）、はるかに小さい伝搬遅延時間である可能性がある。これは、ネットワーク全体が格子状になっていて十分なリンク数が確保されている場合に、とくにいえる。

通常のCSMAでは、パケット衝突が起ると、伝送されたパケットは損傷する。キャッシュ効果に

を出し続け、同一リンク上の解放要求の入力が続いた時、そのリンクは解放されたという。あるポートにおける解放要求の出力から入力までの時間、すなわちそのリンクの往復伝搬遅延時間が 1 つの時定数になりそうである。しかしながら、システムとしてこの時定数（リンクの往復伝搬遅延時間）を定義する必要はない。このことを以下に示そう。

あるリンクの両端をポート A, B とする。いま、このリンクのいずれの方向にも解放要求が流れていないとする。ポート A で解放要求を出力すると、ある伝搬遅延時間後、ポート B に解放要求が到着する。ポート B では（局またはノードのいずれであっても）解放手続がとられ、ポート B より解放要求が出力される。ポート B からの解放要求はある伝搬遅延時間後ポート A に到着する。この段階でこのリンクの両方向全体に解放要求が流れているから、このリンクは解放されたといえる。少なくともポート A では解放要求が入力された段階でそのリンクが解放されたと判断してよ

い。一方、ポートBでは、解放要求を出力した直後には、まだそのリンク全体に解放要求が流れていらない。したがってこの時点ではまだそのリンクは（完全には）解放されていない。しかし、この時点でポートBでは、そのリンクが解放されたと解釈して差し支えない。なぜなら、その直後にポートBから呼要求（コマンド）を出力したとしても、ポートAには解放要求・呼要求の順に到着し、ポートAは解放要求の入力によって直ちに解放手続を完了させて、呼要求の入力が可能となるからである。

もし時間的な制約があるとすれば、ポートBからの解放要求をポートAで確実に認識できなければならぬ点にある。これは局、ノードあるいはリンクの実装をどのように行なうかの問題であって、原理的な問題ではない。

4. オブジェクト転送の方向

データ通信では、通信の形態が単向 (Simplex/One-way) か、半二重 (Half Duplex) か、あるいは全二重 (Full Duplex) かで方式が区別されている。DCSS/IC では、データ通信はオブジェクト転送の一つの形態と解釈される。逆にオブジェクト転送においても、単向、半二重、全二重を考えることができる。基本原理ではオブジェクト転送は全二重を想定している。半二重や単向は基本原理からの変形として以下のように示すことができる。

半二重というのは、オブジェクト転送の方向を切り替えることで、ある時は発呼局から着呼局へ、別の時はその逆にと、オブジェクトを送り合う方式である。半二重の利点はオブジェクト転送路の量を半減できるという経済性にある。ただ、オブジェクトの転送方向を切り替えるために、各リンクにその転送方向を新たなコマンドとして与える必要がある。これは維持要求（コマンド）を拡張し、これの下にサブコマンドを設定するか、

維持モードにおいて、呼情報の拡張としてサブコマンドの転送を行うことで可能になる。

例えば、サブコマンドとして送信と受信の2つを用意する。この2つのサブコマンドの発信元はいずれも局である。また、2つのサブコマンドはノードでは何等処理されず、単に中継されるのみである。頂点（局またはノード）とリンクの接点において、頂点側から送信【受信】、リンク側から受信【送信】のサブコマンドが来た時、そのリンクはその接点において（その頂点から見て）送信【受信】モードとして動作する。

単向というのはオブジェクト転送の方向が一方のみで、一度2局間で接続手続が完了するとその転送方向を変えることができない方法をいう。したがって、ルート設定時にオブジェクト転送の方向が定っていなければならぬ。例えば、発呼局側がオブジェクトを送信し、着呼局側がオブジェクトを受信する。勿論、この逆に定めてあってもよい。オブジェクト転送の方向は、呼要求／呼応答に沿った、または逆の向きになるようルー

ト設定時に切り替える方法もあるが、最初からその方向が決っていて切り替えない方法もある。この場合、呼要求はそのリンクにおいて一方向にしか流れないようにされていることが必要である。基本原理や発火モデルではこのケースをとくに扱っていないが、呼要求が流れない方向の伝搬遅延時間を無限大とみなせばよい。

単向は半二重と同じような経済性を持っている。それ以上にオブジェクト転送の方向を切り替える必要がないことから、リンクの構造をより簡略化できるであろう。

物流を考えると、転送の対称性が（少なくとも一時に）必要とは思えない。この単向が適していると思われる。さらに、大容量のファイル転送とかファックシミリといった類のデータ通信では、やはり物流と同様なことがいえよう。ただし、この場合、上位層での制御のために（相対的には極めて）小容量の制御情報を少なくともオブジェクト（データ）転送とは逆の方向に転送できる必要はあるであろう。このためには、半二重におけ

るサブコマンドの追加方法と同様な手法が使える。例えば、維持モードにおける呼情報の拡張としてそれらの制御情報を転送する方法である。

5. 実 装

基本原理は同一でも実装方法は様々な形態が有り得る。DS55/1C における大きな課題の 1 つは、いかにしてコマンド、呼情報を実現するかであろう。またオブジェクトの転送方法、搬送路の切り替え、すなわちスイッチングをいかに行なうかも大きな課題であろう。後者については本章ではとくに述べないが、オブジェクトと密接に関係にある維持要求（コマンド）について述べる。

DS55/1C の原理からそのまま素直に実装方法を考えると、第 1 図に示すように、複数のノード A および B がリンク 10 で接続され、ノード A には局 S がリンク 12 を通して収容されている。リンク 10 および 12 は、この実施例では双方向であり、第 2 図に示すように、それぞれの方向ともコマンドと呼情報をオブジェクトをそれぞれ通す 3 本のチャネル 20、22 および 24 で構成されている。各

ノードおよび各局においても（各ポート毎に）3 本のチャネルを持つ。

5.1. 維持要求

オブジェクトは常に維持要求（コマンド）に伴って送出される。逆に言えば、オブジェクト転送ができない間は維持要求を出してはいけないことを意味する。現実のリンクやノードにおいて、瞬時にオブジェクト転送モードにできないことがあり得る。例えばデータ通信においては、各リンクで同期をとる必要があったり、あるいは機械的なスイッチを使用していたりする場合が考えられる。また物流においては、当然機械的な動作が入る。このような場合、オブジェクト転送が可能となるまで維持要求の（中継）出力を遅らせねばよい。この遅らせ方にも次のように 3 種類考えられる。

（I）オブジェクト転送が（そのリンク、ノードまたは局において）双方向ともに可能となつた時、それぞれの方向の維持要求を（中継）出力する。

では、（I）または（III）が一般的な実装方法であろう。

5.2 コマンド・チャネル

本節ではコマンドおよびコマンド・チャネルをいかに実現するかについて述べる。

（1）コマンドは基本原理では 4 種類ある。コマンド・チャネルの信号を 4 レベルとすれば、各レベルにそれぞれのコマンドを割り当てることで、コマンド・チャネルの信号線は 1 組（メタリック・ケーブルの場合なら 1 対すなわち 2 線で、1 本は送信線、もう 1 本は帰還線、光ケーブルの場合なら 1 本）でよい。

（2）信号を 2 レベルで（すなわち論理 0、1 というディジタルで）扱うならば、信号線が 2 線あれば $2^2 = 4$ 種類の信号の組合せ（コード化）によってコマンドを転送できる。

（3）あるいは、信号は 2 レベルで信号線は 1 組だが、時間的な信号パターンが 4 種類あればよい。例えば、ある周間の論理 0、1 パターンの繰返しを呼応答とし、別の周間の 0、1 パターン

（II）オブジェクト転送が可能となった方向と同一方向の維持要求を（中継）出力する。

（III）オブジェクト転送が可能となった方向と逆方向の維持要求を（中継）出力する。

とくに（III）の場合は、維持要求の入力が相手側におけるオブジェクトの受信可能を示している。すなわち、局は維持要求の入力があってからオブジェクトを出し始めればよい。

（II）は、維持要求の入力が、相手側からのオブジェクトの送出が可能なことを示し、局は維持要求の入力があったら直ちにオブジェクトの受信を開始しなければならない。（I）は、（II）と（III）の組合せで、維持要求の入力は相手局の送受可能を示す。

（II）では、局が維持要求の出力と同時にオブジェクトを送出すると、リンクやノードでオブジェクトを直ちに（中継）出力できずに、オブジェクトが漏洩して紛失したり破損したりする可能性が残る。適当な時間を局で見計らって、オブジェクトの送出を遅らせる必要がある。この意味

ンの繰返しを維持要求とし、それらのいずれの周期よりも長い時間「0」または「1」が続くことを、それぞれ解放要求または呼要求とすればよい。

(4) 先の(3)と同じように2レベル信号の信号線が1組で、時間的なビットパターンをコード(キャラクタ)化する。(2)が空間分割的なコード化なのに対し、これは時分割的なコード化である。

見方を変えて、これをビットの時間多重と見れば、さらにコードの時間多重というものがごく自然に考えられる。2個のノードの間に多数のリンクが設かれるとき、これら多数のコマンド・チャネルを多重化することができる。これは一般に共通線信号方式(Common Channel Signalling System)と呼ばれるものと同一概念である。

(5) 通常の発呼・着呼の(送出)コマンド・シーケンスを示すと第3図のようになる。ここではコマンドの種類を減らすことを考える。

て区別できる。

いま、あるリンク上における(この伝播遅延時間をしてとする)呼要求の衝突は、リンクの一方から呼要求が入力されて、 τ 時間内に他方から呼要求が入力された場合に起る。 τ 時間後では他方のノード/局に呼要求が到着していて、そのノード/局はそのリンクに呼要求を送出して来ない。したがって呼要求の衝突は、リンクの一方につながっているポートから呼要求を送出して、 2τ 時間以内に同じポートに呼要求を受信したことで検出される。逆に、呼応答は 2τ 時間以後に受信された(呼要求と同一)信号であるとすればよい。

話を纏めてみよう。コマンド・チャネル上の信号 S_0, S_1 は論理0と1だけが流れる。ここで S_0 はあるポートからリンクに向かう信号であり、 S_1 はそのリンクからそのポートに向かう信号である。あるポートにおけるコマンド・チャネル上の信号を次のようにして、解放要求、呼要求、呼応答、維持要求として解釈する。

ノードが呼応答を中継出力した直後に(瞬時に)オブジェクト転送が可能であるとすれば、またリンクが常にオブジェクトを転送できる状態にあり、さらに局がいつでもオブジェクトを受信できるならば、維持要求は呼要求または呼応答で代用可能となる。ただし、あるポートまたはノード上で呼応答が呼要求とは逆方向に流れた時、それ以後この2つをともに維持要求とみなす。これでコマンドのための信号は3種類となった。さらにここで、呼要求と呼応答が同一信号で表現しても、何らかの方法で、たとえば時間的順序によって、区別できれば、コマンドのための信号は2種類で済むことになる。2種類というのは論理0と1だけで表現できることを意味する。

ここで問題となるのは、呼応答と呼要求と明確に区別できる必要があることである。もし区別できなくて呼応答が呼要求と解釈されると、呼応答が流れたリンク上では、2.4.1.で述べたように、呼要求の衝突という形でその呼応答は無効化されてしまう。呼要求と呼応答とは時間的順序によっ

① $\cdots S_0 = 1 \rightarrow 0$ ならば $S_0 = 0$ を解放要求(出力)とみなす、同様に、 $S_1 = 1 \rightarrow 0$ ならば $S_1 = 0$ を解放要求(入力)とみなす。

② $\cdots S_0 = S_1 = 0$ の時、そのリンクは解放されている。

③②の状態から $S_0 = 1, S_1 = 0$ となったら $S_0 = 1$ を呼要求(出力)とみなす。

④③の状態になってから 2τ 時間以内に $S_1 = 1$ となったら $S_1 = 1$ を呼要求(入力)とみなす(呼要求の衝突が起った)。

⑤④の状態になってから 2τ 時間以後に $S_1 = 1$ となったら $S_1 = 1$ を呼応答(入力)とみなす。

⑥②の状態から $S_0 = 0, S_1 = 1$ となったら $S_1 = 1$ を呼要求(入力)とみなす。

⑦⑥の状態から $S_0 = 1$ となったら $S_0 = 1$ を呼応答(出力)とみなす。

⑧⑦または⑦の状態になったら、適当な時間後に呼要求と呼応答をいずれも維持要求とみなす。

ここで新たな時定数 $2\tau_c$ が生じたことに注目されたい。この $2\tau_c$ は各リンク固有であるから、コマンド・チャネル上の信号とコマンドとの間の変換はリンクの両端、例えばトランシーバ、で行なうのが最直な方法である。

一方、システムにおける1リンクの伝搬遅延時間 τ_c と定めて（当然、実際のリンクの伝搬遅延時間が τ_c より小さくなる）、前述の①～⑥のやり方をそのまま適用する方法がある。ただ着呼局で、呼要求を受信してから呼応答を送信するまでに最低 $2\tau_c$ 時間遅延を与えておく必要がある。なぜなら、その着呼局につながっているリンクの伝搬遅延時間がほとんど0であったら、その着呼局で積極的に $2\tau_c$ 時間遅延を与えない限り、呼応答を呼要求と誤って解釈されてしまう（④、⑤参照）。この方法では $2\tau_c$ はリンク固有でないから、コマンド・チャネル上の信号とコマンドとの間の変換をノードと局で行なうことが当然考えられてよい。

なお各局は、発呼の際に着呼（呼要求の入力）

めに用いられる。

もし応答情報を省略するならば、呼情報に関してリンクは（少なくとも一時的には）単向であつてよい。発呼の時点で呼情報の伝送方向が決る単向であつても、長時間的にみれば、呼情報チャネルは半二重的であつてよい。すなわち、双方向の呼情報チャネルのために信号線が1組しかなくとも、発呼の度に（呼要求を通すために）、その信号線の伝送方向を切り替えて使うことが可能となる。

要求情報は最低限、宛先アドレス（着呼局アドレス）を含んでいる。呼情報は比較的情報量が少ないが、最低でも数ビット、通常は数10ビット必要と考えられる。通常の通信の手法を用いるならば、これは適当なブリアンブル（同期信号を含む）に続いてビット直列に伝送される。呼情報の転送はオブジェクト転送中も引き続いて行なわれても、原則的によい。これは呼情報チャネルを本来の（原則的な）目的以外に、様々な制御用チャネルとして使用してよいことを意味している。例

がないことを確認してから発呼すべきである。なぜなら、その発呼が（着呼から $2\tau_c$ 以内では）呼応答と解釈されて誤接続の原因となり得るからである。すなわち発呼方法はALOHA型よりCSMA型のほうが適している。（基本原理では着呼中に発呼すると、呼要求の衝突が起つて、その局は孤立するだけである。したがってALOHAを用いても単にその発呼手続に失敗するだけで、他に悪影響を与えることがない。）

前述の①～⑥のやり方は、リンク固有の往復伝搬遅延時間である、リンクの最大往復伝搬遅延時間である、新たな時定数 $2\tau_c$ を導入しなければならないという犠牲を払うが、伝送路としてのコマンド・チャネルを簡略化できるという大きな利点を得ることができる。

5.3. 呼情報チャネル

本節では呼情報チャネルをいかに実現するかについて述べる。呼情報には要求情報と応答情報がある。応答情報は原則的には必須ではなく、省略可能である。ただ、接続の正しさを確認するた

れば、局の状態を知らせ合つたり、第4章で述べたように半二重におけるオブジェクト転送の方向を切り替えたり、オブジェクト転送のための局間のフロー制御や肯定応答として用いることができる。もし、局間で呼情報チャネルを常時、使用し、その情報量が少ない（伝送速度が低い）ならば、5.2節（とくに④と⑤）で述べたようなコード化されたコマンドとの多重化が自然に考えられる。すなわち、コマンド・チャネルと呼情報チャネルを1組の信号線上に多重化して伝送する。さらに2局間の複数リンク分をも多重化し、これらすべてを（一方向につき）1組の信号線上で伝送する考え方も自然である。

別の形態を考えよう。呼情報の転送が発呼・着呼手続中およびその後までしか使用されず、オブジェクト転送がその後で行なわれ、かつそのオブジェクトとしてデータを扱えるならば、呼情報チャネルとオブジェクト・チャネルは同一の信号線上に実現することができる。

さらに、コマンド・チャネルと呼情報チャネル

とオブジェクト・チャネルを同一の信号線上に実現することも当然考えられてよい。実はこれは多結合トポロジーによるLANの方法である。

非常に高速に発呼手続を完了させる必要のある応用の場合を考えてみよう。呼情報の直列伝送は時間がかかるから、信号線を複数として並列伝送すればよい。この方法ではブリッジルを事实上省略でき、着呼局における着呼から（宛先アドレスを受信、解析して）呼応答を出力するまでの時間を短縮できる。

おわりに

DCSS/IC は、前述した従来の方法に対し、転送対象をオブジェクトにまで拡大し、コマンドと呼情報という概念を導入したことで、その動作原理をかなり一般化できた。またこの一般化を通して DCSS/IC 特有の発呼にまつわる現象をモデル化することができた。このモデルを壁火モデルと名付けた。壁火モデルはグラフ理論を基礎とし、これから様々な性質を定理として導いた。定理の証明は必ずしも厳密ではないので、略証としたのが大

きが発呼手続に成功する確率が高いと期待される（3.2節）。

定理 2, 3 は基本原理に従う限り定理 5, 6 があればよく、余計な定理のようにも思われるかも知れない。これは、定理 2, 3 は基本原理に厳密には従っていないバリエーションを想定した場合のために、特別に示した。基本原理では各ノードは先着の呼要求を直ちに中継出力するが、定理 2, 3 では必ずしも先着でなくてもよく、さらに直ちに中継出力しなくてもよい。これは、呼要求の伝搬遅延時間がある範囲内ではらつくような場合（例えば、呼要求（コマンド）が多重化されて伝送されるような場合）でも、最低限、定理 2, 3 の性質が保証されることを意味する。厳密には時間最短でないが、ある範囲のばらつきを認めれば（定理 5, 6 に近いことが言えて）、ほぼ時間最短のルートであることが示唆されていると解釈してよい。

DCSS/IC の基本原理を導くに当って、オブジェクトへの拡大やコマンドと呼情報という概念の導

半であるが、本出願の目的からはこれで十分と考えられる。

重要な定理は、（基本原理に従えば）、

- ① ある局が発呼すると時間最短のルートで呼要求が（ネットワークが呼要求に関して連結ならば）ブロードキャストされること（定理 5）、
- ② 発呼衝突が起るとネットワークが分裂すること、分裂しても各（サブ）ネットワーク毎に時間最短のルートで呼要求がブロードキャストされること（定理 6）、さらに
- ③ 発呼衝突が起ったことによっては（より長い距離の）迂回が起らうこと（定理 7）、

を示している。これまで、証明されたことはなかったが、①については直感的に理解でき、この現象が知られていた。②と③の現象についてはここで初めて明らかにした。CSMA等においては、パケット衝突が起きるとパケットに損傷を受け通信が成立しないのに比べ、DCSS/IC では②と③の現象から発呼衝突に対する一種の強さを持っている。複数局の同時発呼に対して、その内のいくつ

人によって抽象化を行なった結果、様々な実装形態が考えられた。とくに、リンク・コストの低減のためにオブジェクト・チャネルを単向あるいは半二重とすることの可能性が示せた。また、コマンド・チャネルと呼情報チャネルについては共通線信号方式のようなやり方が可能であることを示した。さらに、オブジェクト転送の対象がデータ通信ばかりでなく物体であってもよいことがはっきりした。

DCSS/IC の応用についてはここでは述べないが、その数字モデルとしての価値について少し述べたい。いわゆる最短距離問題を解くのに、よくダイナミック・プログラミングが応用されている。DCSS/IC はこの最短距離問題を解く別の方法といえる。ただ、距離という測度をリンク（伝搬）遅延時間に置き替える必要がある。このリンク遅延を自由にプログラムできるならば、一般的な最短距離問題を解法として DCSS/IC の手法が使える場合があると考えられる。このために必要な最低限の理論的基礎は本報告で与えられたと信ず

る。

以下に、本明細書で用いた用語を解説する。

—あ—

空ポート：Vacant Port

ノード上に少なくとも1個の要求ポートがある時、リンクが解放された状態にあるそのノード上のポート。

—い—

維持：Retain, Retention

ノードにおいて先着要求ポートと先着応答ポートは以後、双方間に維持要求を流し続ける限り（リンク接続の）維持が行われ、オブジェクト転送が可能になる。

維持要求：Retention Request

コマンドの一つであり、着呼局および着呼局が発信源である。

—お—

応答情報：Response Information

呼情報の一つであり、着呼局が発信源である。呼応答に伴うが、必ずしも不可欠ではない。

局またはノードが行なう手続であり、ポートに接続されているリンクを解放する。局のポートまたはノードのあるポートに、局またはノードが、解放要求を出力した後、そのポートに解放要求が入力され続けることを確認する。

解放要求：Release Request

コマンドの一つで、局またはノードが発信源である。このコマンドを受けると解放手続がとられる。

—き—

局：Station

1個のポートを持つ、解放機能、着呼、着呼手続機能およびオブジェクト転送機能を持つ。

—こ—

弧：Arc

発火モデルにおいて用い、リンクに相当する。呼要求（コマンド）の流れるリンクの一方向分が1つの弧である。

く、省略されることもある。

応答ポート：Responded Port

呼応答の入力があったノード上のポート。

オブジェクト：Object

最終的に2局間で交換することが目的の対象である。データ転送の場合は、一般的に時間直列なデジタル情報であるが、並列伝送も原理的に可能である。また、アナログ情報であっても原理的に可能である。さらに、電気信号ではなく物流（たとえばガス、液体輸送のためのパイプライン網、ベルトコンベア網等）の対象物であってもよい。これらの制約はリンクとノードの構成による。

オブジェクト転送：Object Transmission

接続されたリンク上を双方に維持要求（コマンド）が流れ続ける。リンクとノードを通じて2局間で相互にオブジェクト転送を可能とする。

—か—

解放手続：Release Procedure

呼応答：Call Response

コマンドの一つであり、着呼局が発信源である。呼要求に対する応答である。

呼情報：Call Information

以下の2種類：要求情報、応答情報。
発信源は局である。ノードは入力された呼情報を単に中継する。

呼要求：Call Request

コマンドの一つであり、局が発信源である。

呼要求は要求情報が伴う。

コマンド：Command

以下の4種類：解放要求、呼要求、呼応答、維持要求。

局は4種類すべての発信源になり得る。ノードは自発的には解放要求を発するのみであり、通常はコマンドを単に中継する。

—せ—

接続手続：Connection Procedure

ノードにおける以下の一連の手続：

呼要求の受けとそれの中継、

呼応答の受けとそれの中継、および先着要求ポートと先着応答ポート間の接続。

先着応答ポート：First Responded Port

先着の呼応答の入力があったノード上のポート。

先着要求ポート：First Requested Port

先着の呼要求の入力があったノード上のポート。

—ち—

着 呼：Incoming Call, (Called)

局に呼要求が入力すること。

着 呼 局：Called Station

着呼があった時、要求情報の中の着呼局アドレスが自局アドレスであった局。

頂 点：Vertex

花火モデルにおいて用いられ、局とノードに相当する。

頂点の発火：Firing of Vertex

局が発呼すること、および呼要求（コマン

リンク（ここで1個の局は1本のリンクによってある1個のノードと接続される）、およびノードとノードとを接続する日本以上のリンクよりなる。

—の—

ノード：Node

複数のポートを持ち、搬送路交換機能を果たす。ノードの各ポートはリンクによって別ノードまたは局のポートに接続される。

—は—

発 呼：Fire

局の発呼、ノードへの呼要求（コマンド）の到着、およびリンクに呼要求が流れることを抽象化、モデル化したものである。これは丁度、多數の花火を導火線で網状につないだとき、ある花火を点火して、別の花火に火が移って行く様子に似ている。

花火モデル：Firing Model

DCSS/ICにおける発火にまつわる特有の現象を説明するための数字モデルであり、グラフ

ド）が入力されてから呼応答（コマンド）を受けるまでのノード機能を抽象化、モデル化したもの。未発火な有向グラフから自発的に発火した頂点を根とする木を作るオペレータとして働く。局の発呼はとくに頂点の自発的発火として扱われる。先着要求ポートを選択するノードをとくに、時間的動作を規定した頂点の発火と呼ぶ。

—て—

DCSS/IC : Distributed Carrier Switching System on Independent Control

独立制御による分散搬送交換システム。それ自身、搬送路交換機能を持つ小規模なノードを多数配置して、ネットワーク全体として大規模な交換機能を果す、分散制御型の交換システムの一種である。

—ね—

ネットワーク：Network

1個以上の（互いに独立した）ノード、2個以上の局、ノードと局を接続する2本以上の

理論が基礎になっている。

バックオフ：Back off

発呼したが接続に失敗した時、再発呼するためにあるランダム時間待ち合せること。

発 呼：Calling, Outgoing Call

局が呼要求を出力すること。

発 呼 局：Calling Station

発呼した局。

発呼衝突：Collided Calls

p 個 ($p \geq 2$) の局が（ある時間内に）同時に発呼した時に、ネットワーク全体が p 個に分割される現象。

—ふ—

プロードキャスト：Broadcasting

ある発呼局の呼要求がルートがある限りすべての局に着呼すること。厳密にはこれは、限定されたプロードキャストである。

—ほ—

ポート：Port

局には1個、ノード上には複数個あり、ポー

トにはリンクが接続される。コマンド、呼情報およびオブジェクトの入出力口になってい

保留要求ポート : Undecided Request Port

先着要求ポートでない(ノードの)要求ポート。

—みー

未発火な有向グラフ :

発火モデルにおけるグラフであり、解放されたリンクの集合とそれらの両端の局またはノードの集合からなるネットワークに相当する。すべての頂点とすべての弧が発火していない、すべての $(i, j) \in E$ について唯一の $(i, j) \in E$ が存在する連結な有向グラフ $G = (V, E)$ である。

—よー

要求情報 : Request Information

呼情報の一つであり、発呼局が発信源である。呼要求(コマンド)に伴うもので、ブリアンブルと着呼局アドレスよりなる(発呼局

きる。さらに、気体、液体および固体などの物体をも伝送・交換の対象とすることができます。また、オブジェクト転送路に、単向や半2重が効果的に適用され、さらに、接続手続きに関する情報交換のために共通線信号方式の適用が可能である。これによってリンクコストが低減される。

4. 図面の簡単な説明

第1図は本発明による分散搬送交換システムの実施例を示す概念的ブロック図。

第2図は、第1図に示すリンクの構成例を示す説明図。

第3図は通常の発呼・着呼のコマンド・シーケンスを示すシーケンス図である。

主要部分の符号の説明

10.12.. リンク

20. . . コマンドチャネル

22. . . 呼情報チャネル

24. . . オブジェクトチャネル

A,B . . . ノード

アドレスと発着呼制御情報の送出は任意である)。

要求ポート : Request Port

呼要求の入力があったノード上のポート。

—りー

リンク : Link

リンクの一方はノードのポートに接続されている。他方は別のノードまたは局のポートに接続されている。コマンド、呼情報およびオブジェクトについて双方向の転送機能を持つ。

リンクの解放 : Releasing a Link

局またはノードにおいて解放要求を出力し続ければ、同一リンク上の解放要求の入力が続いた時、そのリンクは解放されたという。

[発明の効果]

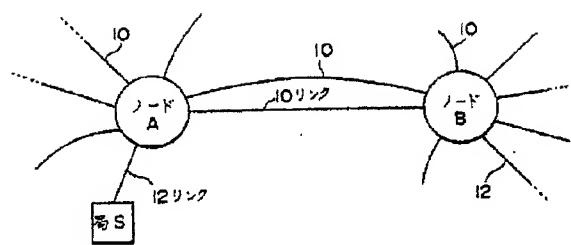
本発明によれば、シリアルなディジタル信号のみならず、パラレルなディジタル信号、アナログ信号などの通信信号を伝送し、交換することができる。

S. . . 局

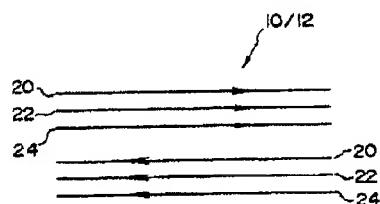
特許出願人 株式会社リコー

代理人 香取 幸雄
丸山 隆夫

第 1 図



第 2 図



第 3 図

